

**DERWENT-** 2001-366857

**ACC-NO:**

**DERWENT-** 200140

**WEEK:**

*COPYRIGHT 2006 DERWENT INFORMATION LTD*

**TITLE:** Task parallelization method in parallelizing compiler for multiprocessor system, involves executing information transfer task with respect to next execution task, by idle processor to which task is not allocated

**INVENTOR:** AOKI, Y; SATO, M

**PATENT-ASSIGNEE:** HITACHI LTD[HITA] , AOKI Y[AOKII] , SATO M[SATOI]

**PRIORITY-DATA:** 1999JP-0347090 (December 7, 1999)

**PATENT-FAMILY:**

<b>PUB-NO</b>	<b>PUB-DATE</b>	<b>LANGUAGE</b>	<b>PAGES</b>	<b>MAIN-IPC</b>
US 20010003187 A1	June 7, 2001	N/A	025	G06F 009/00
JP 2001167060 A	June 22, 2001	N/A	017	G06F 015/16

**APPLICATION-DATA:**

<b>PUB-NO</b>	<b>APPL-DESCRIPTOR</b>	<b>APPL-NO</b>	<b>APPL-DATE</b>
US20010003187A1	N/A	2000US-0729975	December 6, 2000

JP2001167060A      N/A

1999JP-  
0347090

December 7,  
1999

**INT-CL (IPC):** G06F009/00, G06F009/45 , G06F015/16

**ABSTRACTED-PUB-NO:** US20010003187A

**BASIC-ABSTRACT:**

NOVELTY - Data regarding relevant task satisfying preset condition and instruction code in the task are detected. Information transfer task that is produced to instruct the storage of detected data in storage apparatus closer to processor to which task is allocated, is added with task scheduling process. Transfer task is executed with respect to next execution task by idle processor to which task is not allocated.

DETAILED DESCRIPTION - INDEPENDENT CLAIMS are also included for the following:

- (a) Task parallelization apparatus;
- (b) Computer readable storage medium which stores program used to execute task parallelization

USE - For converting source program into specified program and object code, in parallelizing compiler of multiprocessor system.

ADVANTAGE - Even when total number of executable task is smaller than the total number of usable processors at certain time instant while the program is executed, either the program or the object code is output in short time, by efficiently utilizing idle processor to which task is not allocated, and hence the performance of the multiprocessor system is improved.

DESCRIPTION OF DRAWING(S) - The figure shows the parallelizing compiler.

**CHOSEN-** Dwg.3/15  
**DRAWING:**

**TITLE-** TASK METHOD COMPILE MULTIPROCESSOR  
**TERMS:** SYSTEM EXECUTE INFORMATION TRANSFER TASK  
RESPECT EXECUTE TASK IDLE PROCESSOR TASK  
ALLOCATE

**DERWENT-CLASS:** T01

**EPI-CODES:** T01-F02A; T01-F02C; T01-F03B; T01-F05A; T01-S03;

**SECONDARY-ACC-NO:**

**Non-CPI Secondary Accession Numbers:** N2001-267670

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号  
特開2001-167060  
(P2001-167060A)

(43) 公開日 平成13年6月22日 (2001.6.22)

(51) Int.Cl.<sup>7</sup>

G 0 6 F 15/16  
9/45

識別記号

6 3 0

F I

G 0 6 F 15/16  
9/44

テーマコード(参考)

6 3 0 C 5 B 0 4 5  
3 2 2 F 5 B 0 8 1

審査請求 未請求 請求項の数 1 O L (全 17 頁)

(21) 出願番号 特願平11-347090

(22) 出願日 平成11年12月7日 (1999.12.7)

(出願人による申告) 産業再生法第30条の規定による特  
定研究成果に係る特許を受けようとする出願

(71) 出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目6番地

(72) 発明者 青木 雄一郎

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株  
式会社日立製作所システム開発研究所内

(72) 発明者 佐藤 真琴

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株  
式会社日立製作所システム開発研究所内

(74) 復代理人 100102587

弁理士 渡邊 昌幸 (外1名)

Fターム(参考) 5B045 GG11

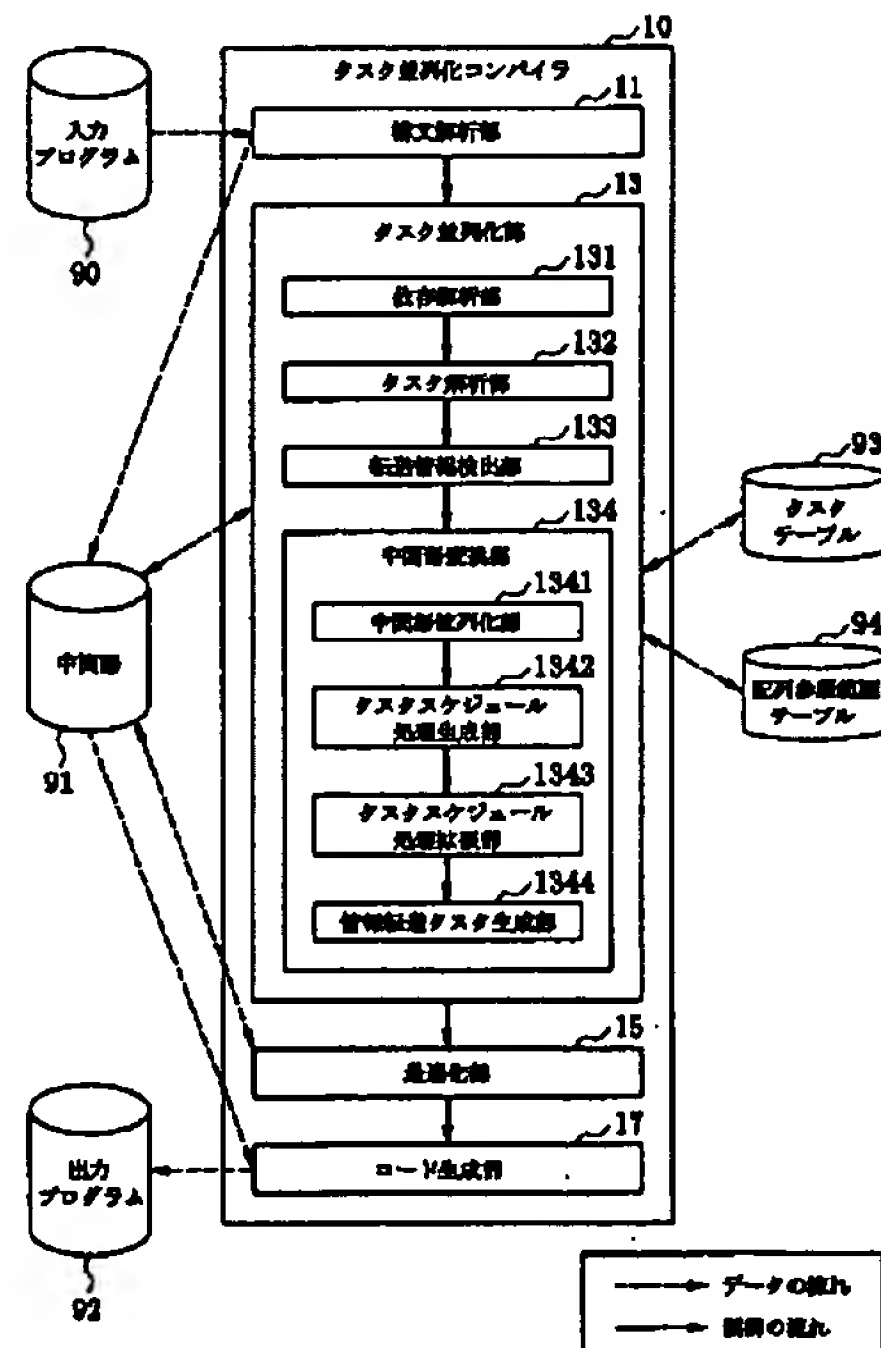
5B081 CC32 CC41

(54) 【発明の名称】 タスク並列化方法

(57) 【要約】

【課題】 従来は、実行可能なタスク数が利用可能なプ  
ロセッサ数より少ない場合に発生するアイドルプロセッ  
サを有効利用できない。

【解決手段】 タスク内で参照される可能性のあるデー  
タまたはタスクに含まれる命令コードをコンパイル時に  
検出し、該データまたは命令コードを、タスクが割り当  
てられるプロセッサに近い記憶装置へ転送する命令から  
なる情報転送タスクを生成し、タスクを実行していない  
アイドルプロセッサに次に割り当てる次実行タスクとし  
て各プロセッサで実行中のタスクで最も早く終了するタ  
スクを求め、この次実行タスクに対する情報転送タスク  
がアイドルプロセッサで実行されるよう割り当てる命令  
からなる情報転送タスクスケジュール処理を、並列コン  
パイラが生成するタスクスケジュール処理に追加する。



## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 ソースプログラムを、並列計算機で実行可能な複数のタスクと該タスクをプロセッサへ割り当てるタスクスケジュール処理とからなるプログラムもしくはオブジェクトコードに変換する並列化コンパイラにおけるタスクの並列化方法であって、予め定められた条件を満たすタスクA内で参照される可能性のあるデータならびに上記タスクAに含まれる命令コードをコンパイル時に検出するステップと、上記データならびに上記命令コードを、上記タスクAが割り当てられるプロセッサに近い記憶装置へ転送する命令からなる情報転送タスクを生成するステップと、タスクを実行していないアイドルプロセッサに次に割り当てる次実行タスクを求めて該次実行タスクに対する上記情報転送タスクが上記アイドルプロセッサで実行されるよう割り当てる命令からなる情報転送タスクスケジュール処理を上記タスクスケジュール処理に追加するステップとを有することを特徴とするタスク並列化方法。

## 【発明の詳細な説明】

## 【0001】

【発明の属する技術分野】本発明は、ソースプログラムをタスクに分割して、並列計算機で実行可能なプログラムまたはオブジェクトコードに翻訳・変換する並列化コンパイラのタスク並列化技術に関わり、特に、高速実行可能なプログラムまたはオブジェクトコードを出力するのに好適なタスク並列化方法に関するものである。 \*

```

1: #define N 1000
2: int a[N], b[N], c[N], i, j, k;
3: main() {
4:     for(i=0; i<N; i++) { /* タスク1 */
5:         a[i] = i * 2;
6:     }
7:     for(j=1; j<N; j++) { /* タスク2 */
8:         if(j==1) {b[0] = 0;}
9:         b[j] = a[j] + b[j-1];
10:        if(j==N-1) {printf("b(N-1) = %d\n", b[j]);}
11:    }
12:    for(k=1; k<N; k++) { /* タスク3 */
13:        if(k==1) {c[0] = 0;}
14:        c[k] = a[k] + c[k-1];
15:    }
16: }
```

【0006】このプログラム例には3つのループがある。これを1つのループを1つのタスクとしてタスク並列化すると、プログラムの4～6行目がタスク1、7～11行目がタスク2、12～15行目がタスク3になる。タスク間の制御の流れを考慮してタスクにまたがって参照される変数を調べると、タスク1で定義された配列aがタスク2およびタスク3で使用されているため、タスク2およびタスク3はタスク1の終了後でないことと実

## \* 【0002】

【従来の技術】従来、並列化コンパイラにおけるタスクの並列化は、例えば、合田憲人、岩崎清、岡本雅巳、笠原博徳、成田誠之助 著「共有メモリ型マルチプロセッサシステム上でのFortran粗粒度タスク並列処理の性能評価」情報処理学会論文誌、1966年3月号、Vol. 37、No. 3、418-429ページ(以降、「文献1」と記載)で述べられているように、次の3つのステップから構成される。

【0003】(1) プログラムをタスクと呼ばれる小部分に分割する。

(2) タスク間の制御の流れ、変数の参照順序関係から、各タスクの「実行可能条件」を導出する。

(3) タスクおよびタスク先頭に挿入した実行可能条件を含む「タスクスケジュール処理」から構成されるプログラムまたはオブジェクトコードを生成する。

【0004】ここで、「実行可能条件」とは、タスク間の実行順序関係を表した条件であり、この条件を満たしたタスクは実行開始してよいことを意味する。また、「タスクスケジュール処理」とは、タスクを実行していないアイドルプロセッサの有無とタスクの実行可能条件の成立を監視し、実行可能条件を満たしたタスクをアイドルプロセッサに割り当てて実行させる処理である。

【0005】例えば、次のようなプログラムを考える。尚、左端の番号はプログラムの行番号である。

※行してはいけないことがわかる。ここで、定義とは変数に値を代入すること、使用とは変数の値を用いることである。

【0007】以上より、各タスクの実行可能条件は、タスク1に関しては無条件(いつでも実行開始可能)、タスク2とタスク3に関してはタスク1の終了となる。このタスク並列化プログラムを、プロセッサ2台を用いて並列実行した場合の各タスクの実行の様子を示したのが図

15のタスク実行グラフである。

【0008】図15は、タスク実行状況を表わすタスク実行グラフの一例を示す説明図である。図15のタスク実行グラフ15001において、横軸はプログラム実行開始からの時間、縦軸はプロセッサ番号、グラフ中の四角が各タスクが実行された区間である。

【0009】実行可能条件と図15から分かるように、タスク1と同時に実行できるタスクが存在しないため、プロセッサ(0)がタスク1を実行している間はプロセッサ(1)がアイドルプロセッサとなる。

【0010】

【発明が解決しようとする課題】解決しようとする問題は、従来の技術では、プログラム実行中のある時点で、実行可能なタスク数が利用可能なプロセッサ数より少ない場合に発生するアイドルプロセッサを有効利用することができない点である。

【0011】本発明の目的は、これら従来技術の課題を解決し、アイドルプロセッサを有効利用して、実行時間が短縮されたプログラムまたはオブジェクトコードの出力を可能とするタスク並列化方法を提供することである。

【0012】

【課題を解決するための手段】上記目的を達成するため、本発明のタスク並列化方法は、ソースプログラムを、並列計算機で実行可能な複数のタスクと、該タスクをプロセッサへ割り当てるタスクスケジュール処理とを有するプログラムもしくはオブジェクトコードに変換する並列化コンパイラにおけるタスクの並列化方法であって、(a)所定の条件を満たしたタスクに関して、このタスク内で参照される可能性のあるデータや、そのタスクに含まれる命令コードをコンパイル時に検出し、

(b)これらのデータや命令コードを、もし、それらが格納されている記憶装置が、タスクスケジュール処理によってこのタスクが割り当てられるプロセッサから見て、最も近い記憶装置なら何もせず、そうでなければ、より近い別の記憶装置へ転送する命令からなる情報転送タスクを生成し、(c)タスクを実行していないアイドルプロセッサがないか監視し、アイドルプロセッサを発見したら、このアイドルプロセッサ以外のプロセッサで実行されているタスクの終了時刻を予測し、予測される終了時刻が最も早いタスクから、アイドルプロセッサに次に割り当てられるタスクである次実行タスクを求め、この次実行タスクに対する情報転送タスクがアイドルプロセッサで実行されるよう割り当てる命令からなる情報転送タスクスケジュール処理を、タスクスケジュール処理に追加する処理を行なうことを特徴とする。

【0013】

【発明の実施の形態】以下、本発明の実施の形態を、図面により詳細に説明する。図1は、本発明のタスク並列化方法に係る処理動作例を示すフローチャートであり、

図2は、図1におけるタスク並列化方法によるタスクの実行状態の概要例を示す説明図、図3は、本発明のタスク並列化方法を行う並列化コンパイラの構成例を示すブロック図、図4は、図3における並列化コンパイラを実行するシステムのハードウェア構成例を示すブロック図である。

【0014】まず、図2を用いて本発明のタスク並列化方法による処理動作の特徴を説明する。図2において、図2(a)は本発明のタスク並列化方法によるタスク1～3の実行状態例を示し、図2(b)は従来技術によるタスク1～3の実行状態を示している。尚、タスク1とタスク2は同時に実行可能であり、タスク3は、タスク1とタスク2の終了後でないと実行できない。

【0015】すなわち、図2(b)に示すように、従来技術では、タスク2の実行が終了したプロセッサ(2)は、プロセッサ(1)によるタスク1の実行が終了した後、タスク3の実行を開始している。このタスク3の実行には、タスク3で参照されるデータやタスク3に含まれる命令コードの共有メモリから例えばキャッシュへの転送処理が含まれるものとする。

【0016】そこで、本例のタスク並列化方法では、図2(a)に示すように、タスク2の実行が終了したプロセッサ(2)は、プロセッサ(1)によるタスク1の実行中に、タスク3で参照されるデータやタスク3に含まれる命令コードをキャッシュに転送しておく(プリフェッチタスク)。

【0017】そして、プロセッサ(1)によるタスク1の実行が終了した後、キャッシュにアクセスしてタスク3の実行を開始する。このことにより、タスク3の実行終了時間を、従来技術に比べて、T時間だけ早めることができる。

【0018】以下、このようなタスク並列化に関わる並列化コンパイラの処理を、図1を用いて説明する。本例の並列化コンパイラは、ソースプログラムを入力して、並列計算機で実行可能な複数のタスクと、このタスクをプロセッサへ割り当てるタスクスケジュール処理とから構成されるプログラムもしくはオブジェクトコードを出力するものである。

【0019】そのタスクの並列化方法として、まず、コンパイル時に、実行を開始するための所定の条件(実行可能条件)を満たすタスクに関して、このタスク内で参照される可能性のあるデータ、もしくは、このタスクに含まれる命令コードを検出する(ステップ101)。

【0020】次に、検出したデータまたは命令コードが格納されている記憶装置が、このタスクが上述のタスクスケジュール処理によって割り当てられるプロセッサから見て最も近い記憶装置であるか否かを判別し、最も近い記憶装置であれば何もせず、そうでなければ、より近い別の記憶装置へ転送する命令からなる情報転送タスクを生成する(ステップ102)。



【0021】最後に、タスクを実行していないアイドルプロセッサがないか監視し、アイドルプロセッサを発見したら、このアイドルプロセッサ以外のプロセッサで実行されているタスクの終了時刻を予測し、予測される終了時刻が最も早いタスクから、アイドルプロセッサに次に割り当てられるタスクである次実行タスクを求め、この次実行タスクに対する情報転送タスクが、アイドルプロセッサで実行されるよう割り当てる命令からなる情報転送タスクスケジュール処理を、次実行タスクをアイドルプロセッサへ割り当てるタスクスケジュール処理に追

加する(ステップ103)。  
【0022】以上の処理により、図2(a)に示すように、タスク2の実行が終了したアイドルプロセッサとしてのプロセッサ(2)のタスクスケジュール処理に情報転送タスクスケジュール処理が追加され、その結果、プロセッサ(2)では、プロセッサ(1)によるタスク1の実行中に、タスク3で参照されるデータやタスク3に含まれる命令コードをキャッシュに転送しておく(プリフェッチタスク)ことができる。

【0023】次に、図4を用いて、このようなタスク並列化を行う並列化コンパイラを実行するシステムのハードウェア構成を説明する。

【0024】図4において、41はCRT(Cathode Ray Tube)等からなり文字や画像を表示出力する表示装置、42はキーボードやマウス等からなり操作者からの指示を入力する入力装置、43はHDD(Hard Disk Drive)等からなり大容量のデータやプログラムを記憶する外部記憶装置、44はCPU(Central Processing Unit)や主メモリを有して蓄積プログラム方式による演算処理を行なう情報処理装置、45は本発明の処理手順に係わるプログラムやデータを記録した記録媒体としての光ディスク、46は情報処理装置44からの指示に基づき外部記憶装置43に記憶させる光ディスク45内のデータやプログラムを読み出す駆動装置である。

【0025】情報処理装置44は、外部記憶装置43に記憶した光ディスク45からのデータやプログラムを主メモリにロードすることにより、図3に示す各部からなるタスク並列化コンパイラ10を構成する。以下、図3を用いてタスク並列化コンパイラ10を説明する。

【0026】図3に示すように、タスク並列化コンパイラ10は、構文解析部11、タスク並列化部13、最適化部15、コード生成部17から構成され、入力プログラム90をコンパイルして出力プログラムを生成する。

【0027】以下、各構成部の説明を行う。構文解析部11は、入力プログラム90を入力して中間語91を出力する。構文解析部11の処理は通常のコンパイラの場合と特に変わらない。タスク並列化部13は、中間語91を入力し、タスク並列化された中間語91を出力するものであり、以下に説明する依存解析部131、タスク解析部132、転送情報検出部133、中間語変換部1

34から構成されている。

【0028】依存解析部131は、中間語91を入力してデータ依存関係を解析する。尚、この依存解析部131の処理は通常のコンパイラの場合と特に変わらない。タスク解析部132は、中間語91を入力してタスク並列性解析を行なう。このタスク解析部132の処理は、本多弘樹、岩田雅彦、笠原博徳 著「Fortranプログラム粗粒度タスク間の並列性検出手法」電気情報通信学会論文誌D-I、1990年12月号、Vol. J73-D-I、No. 12、951-960ページ(以降、「文献2」と記載)で述べられている方法と特に変わらない。

【0029】転送情報検出部133は、中間語91を入力して、上述したように実行可能条件を満たすタスクに関して、このタスク内で参照される可能性のあるデータまたは、このタスクに含まれる命令コードを検出する等、「情報転送タスク」の生成に必要な情報を解析し、解析結果をタスクテーブル93と配列参照範囲テーブル94に出力する。

【0030】中間語変換部134は、中間語91、タスクテーブル93、配列参照範囲テーブル94を入力して、「情報転送タスク」および「情報転送タスクスケジュール処理」を含むタスク並列化された中間語91を出力するものであり、以下に説明する中間語並列化部1341、タスクスケジュール処理生成部1342、タスクスケジュール処理拡張部1343、情報転送タスク生成部1344から構成されている。

【0031】中間語変換部1341は、中間語91を入力して、タスク並列化された中間語91を出力する。タスクスケジュール処理生成部1342は、中間語変換部1341が出力した中間語91を入力して、タスクスケジュール処理を含むタスク並列化された中間語91を出力する。

【0032】タスクスケジュール処理拡張部1343は、タスクスケジュール処理生成部1342が出力した中間語91を入力して、「情報転送タスクスケジュール処理」を追加したタスクスケジュール処理を含むタスク並列化された中間語91を出力する。

【0033】情報転送タスク生成部1344は、タスクスケジュール処理拡張部1343が出力した中間語91を入力して、情報転送タスク、情報転送タスクスケジュール処理を追加したタスクスケジュール処理を含むタスク並列化された中間語91を出力する。以上の転送情報検出部133と中間語変換部134の処理は、それぞれ本発明に係わるものである。

【0034】最適化部15は、タスク並列化部13でタスク並列化された中間語91を入力して最適化された中間語91を出力する。コード生成部17は、最適化部15で最適化された中間語91を入力して、タスク並列化されたプログラムまたはオブジェクトコードを出力する。

【0035】これらの最適化部15とコード生成部17の処理は、通常のコンパイラの場合と特に変わらない。以下、このような構成のタスク並列化コンパイラ10によるタスクの並列化動作例を、図5を用いて説明する。

【0036】図5は、図3におけるタスク並列化コンパイラを実装する並列計算機システムの構成例を示すブロック図である。本図5における並列計算機システム51は、プロセッサ5111～511n、キャッシュメモリ5171～517n、共有メモリ515、入出力用プロセッサ512、入出力用コンソール519、それらを結合する相互結合ネットワーク513から構成される。

【0037】図3のタスク並列化コンパイラ10は、入出力用コンソール519において実行され、これにより、図3の入力プログラム90が並列ソースプログラムに変換される。さらに、この変換された並列ソースプログラムは、プロセッサ5111～511n向けコンパイラによって並列オブジェクトプログラムに変換される。

【0038】そして、この並列オブジェクトプログラムは、リンカによりロードモジュールに変換され、入出力用プロセッサ512を通じて共有メモリ515にロードされ、各プロセッサ5111～511nにより実行される。

【0039】この際、共有メモリ515にロードされたロードモジュールでは、次実行タスクで参照される配列が存在する記憶装置である共有メモリ515に対するアクセスを、情報転送タスクがアイドルプロセッサで予め実行する。

【0040】そのため、次実行タスクの実行開始時には、この次実行タスクで参照される配列は、共有メモリ515よりもプロセッサプロセッサ5111～511nに近い別の記憶装置であるキャッシュメモリ5171～517nに存在する。その結果、次実行タスクの実行時間が短くなるので、プログラム実行時間を短縮することが可能である。

【0041】以下、図3における構成のタスク並列化コンパイラ10の具体的な動作例を、図6に示す入力プログラムを用いて説明する。図6は、図3における入力プログラムの一例を示す説明図である。

【0042】図6の入力プログラム90における左端にある番号は行番号である。また、1行目は定数Nの値を1000と定義する文、2行目は、整数変数i, j, k, mと、第2次元目が0～N-1の添字を持つ整数型の1次元配列a, b, cの宣言文である。

【0043】3～20行目は入力プログラム90の主処理関数mainであり、4～6行目はiをループ制御変数とするループである。以下、ループは先頭行の行番号を用いて表す。すなわち、このループはループ4と表す。

【0044】7～11行目はjをループ制御変数とするループ7、12～15行目はkをループ制御変数とするループ12、16～19行目はmをループ制御変数とする

ループ16である。

【0045】図7および図8は、図1における出力プログラムの一例を示す説明図である。図7および図8の左端にある番号は行番号である。

【0046】1行目は定数Nの値を1000と定義する文、2行目は、整数変数i, j, k, mと、第1次元目が0～N-1の添字範囲を持つ整数型の1次元配列a, b, cの宣言文、3～6行目は、定数INIT\_EXEC\_MT\_NUM, NPE, NTASK, NO\_TASKの値を、それぞれ「-99」、「2」、「4」、「-98」に定義する文である。

【0047】7行目は整数変数newMT, succMT, tmp5, tmp6, tmp7, tmp8, 0～NPE-1の添字範囲を持つ整数型の1次元配列ExecMTの宣言文、8行目は整数変数ii, kk, kk, mm, myPEの宣言文、9～15行目は、複素数変数TaskGranularity、整数変数SuccTaskNo、複素数変数StartTime、真偽値型変数Finishを要素として持つ構造体TaskDataの宣言文、16行目は、0～NTASKの添字範囲を持ち、構造体TaskDataを要素とする配列TDataの宣言文である。

【0048】17～89行目が出力プログラム92の主処理関数mainである。そのうち、27～32、37～38、40～41、45～46、52～53、58～59、64、84、86～87行目がタスクスケジュール処理を行なう部分である。

【0049】42～44行目がタスク1、47～51行目がタスク2、54～57行目がタスク3、60～63行目がタスク4、18～26、33～36、39、65～67、72～73、78～79、83、85行目が情報転送タスクスケジュール処理を行なう部分、68～71行目がタスク2に対する情報転送タスク、74～77行目がタスク3に対する情報転送タスク、80～82行目がタスク4に対する情報転送タスクである。

【0050】以下、このような図6に示す入力プログラム90と図7、8に示す出力プログラム92に関わる図3のタスク並列化コンパイラ10内の個々の処理を説明する。

【0051】まず、構文解析部11により、入力プログラム90を入力して中間語91を出力する。尚、中間語91は図6の入力プログラム90に対応しているので、以下の説明では、図6の入力プログラム90を中間語91のソースプログラムイメージの表現として用いる。

【0052】次に、タスク並列化部13は、依存解析部131、タスク解析部132、転送情報検出部133、中間語変換部134により次のような処理を行う。

【0053】依存解析部131では、Alfred V. Aho, Ravi Sethi, Jeffrey D. Ullman著、「Compilers」、Addison-Wesley Publishing Company、1986に説明されている処理により、中間語91を入力してデータ依存関係を解析する。

【0054】タスク解析部132は、中間語91を入力してタスク並列性解析を行なう。図6の入力プログラム



90では、ループ4がタスク1、ループ7がタスク2、ループ12がタスク3、ループ16がタスク4と解析される。また、タスク1～4の実行可能条件は、それぞれ「タスク1：条件なし」、「タスク2：タスク1の終了」、「タスク3：タスク1の終了」、「タスク4：タスク3の終了」と解析される。

【0055】これらの実行可能条件をまとめて図9に示すように記憶する。図9は、図3のタスク解析部により図6の入力プログラムから解析した実行可能条件をまとめた表の構成例を示す説明図である。

【0056】本例の実行可能条件の表95においては、各タスク1～4の実行可能条件が、「タスク1：条件なし」、「タスク2：タスク1の終了」、「タスク3：タスク1の終了」、「タスク4：タスク3の終了」としてまとめて登録されている。

【0057】さらに、タスク解析部132は、そのタスクの実行終了をプログラムの終了とみなせる唯一のタスクである「プログラム終了タスク」を、以下の一般的な技術により求める。

【0058】すなわち、タスクをノード、タスク間の制御依存関係をエッジとする「タスクグラフ」を作成し、この「タスクグラフ」に処理を含まないダミータスクである「プログラム終了タスク」を加え、エッジの始点を持たないタスクから「プログラム終了タスク」へのエッジを設けて、「プログラム終了タスク」とする。

【0059】但し、「プログラム終了タスク」を終点とするエッジが1本しかない場合は、そのエッジの始点であるタスクを「プログラム終了タスク」とみなせるので、図6の入力プログラム90では、タスク4をプログラム終了タスクとすることができる。

【0060】このようなタスク解析部132の処理の詳細に関しては、上述の文献2で述べられている技術と特に変わらないので、これ以上は述べない。

【0061】次に、転送情報検出部133は、中間語91を入力して、タスク1～4の各々に対し、タスク内で参照される配列の参照範囲を解析してその結果を配列参照範囲テーブル94に出力し、タスク実行時間の見積もりと、そのタスクの終了で初めて実行可能条件が満たされるタスク総数の解析を行ない、それらの結果をタスクテーブル93に出力する。

【0062】ここで、参照とは変数が定義または使用されること、変数とはスカラー変数または配列のこと、定義とは変数に値を代入すること、使用とは変数の値を用いること、配列の参照範囲とは、その配列の参照される可能性がある添字範囲のことを指す。

【0063】以下、転送情報検出部133の処理動作例を、図10と図11を用いて説明する。図10は、図3における転送情報検出部の処理手順例を示すフローチャートであり、図11は、図10における転送情報検出部の処理手順により得られるタスクテーブルと配列参照範

囲テーブルの構成例を示す説明図である。

【0064】図3の転送情報検出部133が図6の入力プログラム90に対して、図10におけるステップ1331～1336の処理を行うことにより、図11に示すタスクテーブル931～934と配列参照範囲テーブル942～946が得られる。

【0065】図11においては、タスクテーブル932と配列参照範囲テーブル942、943のみフィールドを詳細に示している。タスクテーブル931～934は、それぞれ図6のタスク1～4に対応するタスクテーブルである。

【0066】以下、タスクテーブル932を例にとって、タスクテーブルの各フィールド9321～9325を説明する。フィールド9321には次のタスクテーブルへのポインタを格納する。図中、フィールド9321から右に向いた矢印がこのポインタに対応する。次のタスクテーブルがない場合はNULL値を格納する。

【0067】フィールド9322にはタスク番号を格納する(図中、「2」が記載)。フィールド9323には、そのタスクに関して見積もられたタスク実行時間を格納する(図中、「6005」が記載)。

【0068】フィールド9324には、そのタスクの終了で初めて実行可能条件が満たされるタスクの総数である次実行タスク数を格納する(図中、「0」が記載)。フィールド9325には、そのタスク内で参照される配列の配列参照範囲テーブルへのポインタを格納する。図中、フィールド9325から下に向いた矢印がこのポインタに対応する。そのタスクに関して配列参照範囲テーブルがない場合はNULL値を格納する。

【0069】次に、配列参照範囲テーブル942～946において、図6のタスク2の解析結果を収めたのが配列参照範囲テーブル942と943、タスク3の解析結果を収めたのが配列参照範囲テーブル944と945、タスク4の解析結果を収めたのが配列参照範囲テーブル946である。タスク1は配列参照範囲テーブルをもたない。

【0070】以下、配列参照範囲テーブル942を例にとって、配列参照範囲テーブルのフィールド9421～9423を説明する。フィールド9421には、そのタスク内で参照される配列の配列名を格納する(図中、「a」が記載)。

【0071】フィールド9422には、そのタスク内で参照される配列の参照範囲を「配列添字の下限値：配列添字の上限値」の形式で格納する(図中、「1：N-1」が記載)。

【0072】フィールド9423には、そのタスク内で参照される次の配列の配列参照範囲テーブルへのポインタを格納する。図中、フィールド9423から下に向いた矢印がこのポインタに対応する。次の配列参照範囲テーブルがない場合はNULL値を格納する。

## 11

【0073】以下、このような転送情報検出部133の処理を中間語91に適用した結果について説明する。まず、図10のステップ1331の処理を適用する。ここでは、転送情報検出部133で未処理のタスクの例としてタスク2を選択する。

【0074】次に、ステップ1332の処理を中間語91に適用する。ステップ1332は、所定の条件を満たすタスクを選択する処理である。タスク解析部132で解析したタスク2の実行可能条件は「タスク1の終了」なので常に真ではない。従って、NO方向へ処理が分岐し、ステップ1333へ移る。

【0075】次に、ステップ1333の処理を中間語91に適用すると、タスク2内で参照される配列a、配列bの配列参照範囲が次のように解析される。まず、タスク2のループ制御変数jが1～N-1の値をとることから、添字がjである9行目の配列aの参照範囲は「1：N-1」と解析される。

【0076】同様に配列bに関しては、添字が0である8行目での参照範囲は「0」、添字がjである9行目左辺での参照範囲は「1：N-1」、添字がj-1である9行目右辺での参照範囲は「0：N-2」、添字がN-1である10行目での参照範囲は「N-1」と解析されるので、これらの和集合をとって、タスク2での配列bの参照範囲が「0：N-1」となる。

【0077】以上の解析結果は配列参照テーブル942、943に格納される。まず、配列名aが配列参照テーブル942のフィールド9421に、配列参照範囲「1：N-1」がフィールド9422に、配列名bが配列参照テーブル943のフィールド9431に、配列参照範囲「0：N-1」がフィールド9432に、それぞれ格納される。

【0078】また、配列参照範囲テーブル942へのポインタがタスクテーブル932のフィールド9325に、配列参照範囲テーブル943へのポインタが配列参照テーブル942のフィールド9423に、配列参照テーブル943のフィールド9433にNULLが、それぞれ格納される。

【0079】次に、ステップ1334を中間語91に適用すると、タスク2のタスク実行時間であるコストが以下のようにして見積もられる。まず、図6の入力プログラム90の1行目よりNは1000なので、入力プログラム90タスク2の7行目のループは999回まわることがわかる。

【0080】タスク2の8行目では、if文の条件判定をコスト1、帰結節の代入文b[0]=0をコスト1と見積もる。この条件判定は各ループ繰り返して、帰結節はループ制御変数jが1の時のみ実行されるから、8行目の合計コストは1000となる。

【0081】タスク2の9行目では、代入文右辺のa[j]およびb[j-1]のロード、加算、左辺のb[j]のストアを各

## 12

タコスト1と見積もる。この代入文は各ループ繰り返して実行されるから、9行目の合計コストは3996となる。

【0082】タスク2の10行目では、if文の条件判定をコスト1、帰結節のprintf文をコスト10と見積もる。この条件判定は各ループ繰り返して、帰結節はループ制御変数jが999の時のみ実行されるから、10行目の合計コストは1099となる。

【0083】以上を合計すると、タスク2のコストは6005となり、この値が図11におけるタスクテーブル931のフィールド9313に格納される。

【0084】次に、ステップ1335を中間語91に適用する。図3のタスク解析部132で解析された実行可能条件を表にした図9より、「タスク2の終了」を実行可能条件にもつタスクは存在しないことから、タスク2の終了で初めて実行可能条件が満たされるタスクの総数は0となり、その値が図11におけるタスクテーブル932のフィールド9324に格納される。

【0085】次に、ステップ1336を中間語91に適用する。タスク1、3、4のうち転送情報検出部133で未処理のものが存在すれば、NO方向へ処理が分岐してステップ1331へ戻り、次のタスクに関してステップ1332～1336を繰り返して、存在しなければ転送情報検出部133を終了する。以上で、転送情報検出部133の処理動作例の説明を終了する。

【0086】次に、図3の中間語変換部134の処理を図6の入力プログラム90に適用した結果について説明する。中間語変換部134は、中間語91、タスクテーブル93、配列参照範囲テーブル94を入力して、タスクスケジュール処理、情報転送タスクスケジュール処理、情報転送タスクを持つタスク並列化された中間語91を出力する。

【0087】尚、タスク並列化された中間語91は図7、8の出力プログラム92に対応しているので、以下の説明では、図7、8の出力プログラム92をタスク並列化された中間語91のソースプログラムイメージの表現として用いる。

【0088】まず、図3の中間語変換部134は、中間語並列化部1341の処理を中間語91に適用する。この結果挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92の3～6、28～29、88行目である。

【0089】3～6行目は変数を定義する文である。28行目は並列実行部分の開始を表すコンパイラ指示文であり、# pragma omp parallelで並列実行部分の開始を示し、PRIVATE(myPE, newMT)で、プロセッサ番号を表す変数myPE、変数newMTが各プロセッサで別々の変数になるように指示している。

【0090】88行目は並列実行部分の終了を示すコンパイラ指示文である。29行目はプロセッサ番号を表す変数myPEの設定文であり、この文の右辺はプロセッサ番

号問い合わせ関数get\_processor\_numである。

【0091】次に、タスクスケジュール処理生成部1342の処理を中間語91に適用する。この結果挿入されたタスクスケジュール処理にあたる中間語が、図7、8の出力プログラム92の30～32行目、37行目、40～41行目、45～46行目、52～53行目、58～59行目、64行目、84～85行目、87行目である。

【0092】30、87行目のwhileループは、プログラム終了タスクであるタスク4が実行終了するまで全プロセッサがwhileループを回ってタスクスケジュール処理を実行し続ける処理である。

【0093】31、37行目は、この2文の間がクリティカルセクションであることを示す指示文であり、この2つの指示文で挟まれた部分は、1度に1台のプロセッサでしか実行できない排他処理であることを表す。

【0094】32行目の代入文では、実行可能条件を満たしたタスクのタスク番号を関数GET\_MT\_FROM\_QUEUEで取り出し、変数newMTに設定している。実行可能条件を満たしたタスクが存在しない場合は、該関数は定数変数NO\_TASKを返す。この関数の処理の内容は、上述の文献1で述べられている技術と特に変わらないので、ここでは詳細には述べない。

【0095】40～41行目、45～46行目、52～53行目、58～59行目、64行目、84行目は、32行目で変数newMTに設定されたタスク番号に従って実行するタスクを選択する部分である。85行目は、実行終了したタスクの終了フラグを設定する処理である。終了フラグはタスク実行終了を示すフラグであり、タスク毎に設けられている。

【0096】次に、タスクスケジュール処理拡張部1343の処理を中間語91に適用した場合を説明する。図12は、図3におけるタスクスケジュール処理拡張部の処理手順例を示すフローチャートである。

【0097】図12に示すように、図3におけるタスクスケジュール処理拡張部1343は、ステップ13431～13436の各処理を、中間語に対して行う。

【0098】まず、ステップ13431の処理を中間語91に適用する。この結果挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92における65～67行目、72～73行目、78～79行目、83行目である。

【0099】ここで挿入された中間語は、変数newMTに情報転送タスクのタスク番号が設定されていたら、その情報転送タスクを実行する処理を意味する。ここでは、情報転送タスクのタスク番号は、情報転送タスクに対する元のタスクのタスク番号に、タスク総数を加えたものとする。図7、8の出力プログラム92では、タスク1～4に対する情報転送タスクには、それぞれ5～8のタスク番号を与える。

【0100】次に、ステップ13432の処理を中間語

91に適用する。この結果挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92の39行目であり、情報転送タスクを除くタスクの実行開始時刻を構造体TDataに設定する文である。この文の右辺の関数present\_timeは、現時刻を与える関数である。

【0101】次に、ステップ13433の処理を中間語91に適用する。この結果挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92の27行目、38行目、86行目である。27行目は配列ExecMTの初期化文、38行目は各プロセッサが現在実行しているタスクのタスク番号を配列ExecMTに設定する文、86行目は配列ExecMTの値を初期値に戻す文である。

【0102】次に、ステップ13434の処理を中間語91に適用する。この結果挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92の33、36行目である。これは、関数GET\_MT\_FROM\_QUEUEが返した値が、その時点で実行可能条件を満たしたタスクが存在しないことを意味する定数変数NO\_TASKかどうかを調べる文である。

【0103】次に、ステップ13435の処理を中間語91に適用する。この結果挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92の18～26行目、34行目の文である。

【0104】18～25行目では、図11に示すタスクテーブル931～934を用いて、転送情報検出部133のステップ1334で見積もられたタスク実行時間を構造体TDataのTaskGranularityフィールドに、図10のステップ1335で数えられた次実行タスク数を構造体TDataのSuccTaskNoフィールドに設定する。

【0105】例えばタスク2の場合では、図11におけるタスクテーブル932のフィールド9322に格納されている値2を、図7、8の出力プログラム92の19、23行目の代入文左辺の構造体TDataの添字に、また、フィールド9323に格納されている値「6005」を、出力プログラム92の19行目の代入文右辺に、フィールド9324に格納されている値0を、出力プログラム92の23行目の代入文右辺に設定する。

【0106】図7、8の出力プログラム92の26行目は各タスクの終了フラグの初期化文である。また、同34行目は取得した次実行タスクのタスク番号を変数newMTに設定する代入文であり、この代入文右辺の関数PredictSuccMTは、次実行タスクの番号を取得するための関数（次実行タスク番号取得関数）である。尚、この実行タスク番号取得関数の処理の内容については、後述の図14を用いて説明する。

【0107】最後に、ステップ13436の処理を中間語91に適用する。この結果挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92の35行目である。これは、変数succMTの値である取得された次実行タスクのタスク番号にタスク総数を加えて、次実行タスクに対する情報転送タスクのタスク番号を得る処理である。



【0108】以上で、タスクスケジュール処理拡張部1343の処理の説明を終る。次に、情報転送タスク生成部1344の処理を中間語91に適用した場合を説明する。

【0109】図13は、図3における情報転送タスク生成部の処理手順例を示すフローチャートである。本図13に示すように、図3における情報転送タスク生成部1344はステップ13441～13444からなる処理をおこなう。

【0110】まず、ステップ13441の処理を図3の中間語91に適用する。ここでは、未処理のタスクの例としてタスク2を選択する。次に、ステップ13442の処理を中間語91に適用する。図3のタスク解析部132で解析したタスク2の実行可能条件は「タスク1の終了」なので常に真ではない。従って、ここでは、N0方向へ処理が分岐してステップ13343へ移る。

【0111】次に、ステップ13443の処理を中間語91に適用する。図11で示すタスク2の配列参照範囲テーブル942、943の情報を利用して挿入された中間語が、図7、8の出力プログラム92の68～71行目である。

【0112】これは、配列参照範囲テーブル942のフィールド9421に格納されている配列名aとフィールド9422に格納されている参照範囲1:N-1、配列参照範囲テーブル943のフィールド9431に格納されている配列名bとフィールド9432に格納されている参照範囲0:N-1より作成された、添字1～N-1の範囲の配列aの要素と、添字0～N-1の範囲の配列bの要素を使用するループである。

【0113】次に、ステップ13444の処理を中間語91に適用する。タスク1、3、4のうち、未処理のものが存在すれば、N0方向へ処理が分岐してステップ13441へ戻り、次のタスクに関して同様にステップ13442～13443を繰り返す。また、未処理のタスクが存在しなければステップ1344を終了する。

【0114】以上で、図3における情報転送タスク生成部1344の処理動作例、および、図3における中間語変換部134の処理動作例の説明を終る。

【0115】このようにして、中間語変換部134でタスク並列化された中間語91を、最適化部15は入力し、最適化された中間語91を出力する。そして、コード生成部17は、最適化部15で最適化された中間語91を入力して、図7、8に示す出力プログラム92を出力する。尚、これらの最適化部15、コード生成部17の処理の内容は通常のコンパイラの場合と特に変わらないので、ここでは詳細には述べない。

【0116】以上で、本発明に係るタスク並列化方法の一例の説明を終り、図14で、次実行タスク番号取得関数、すなわち、図7、8の出力プログラム92の34行目の代入文右辺の関数PredictSuccMTの処理の内容を説

明する。

【0117】図14は、次実行タスク番号取得関数の処理例を示すフローチャートである。図7、8の出力プログラム92の34行目の代入文右辺の関数PredictSuccMTは引数を2個持つ。第1引数は、各タスクのタスク実行時間、次実行タスク数、タスク実行開始時間、タスク終了フラグを格納した構造体TData、第2引数は、各プロセッサで現在実行中のタスク番号を格納した配列ExecMTである。

【0118】本図14に示すように、次実行タスク番号取得関数は、ステップ211～214の処理を行う。まずステップ211では、現在実行中のタスクを検出する。これは、関数PredictSuccMTの第2引数である配列ExecMTの添字をプロセッサ番号とした要素の値を調べて、実行中のタスクのタスク番号を取得する処理である。

【0119】次にステップ212では、実行中の各タスクの実行終了までの残り時間を予測する。これは、関数PredictSuccMTの第1引数である構造体TDataを用いて計算する。現在実行中のタスクのタスク番号をIとすると、残り時間の予測式は、次のようにして与えられる。

【0120】残り時間

=見積もられたタスク実行時間-（現時刻-タスク実行開始時刻）

=TData[I].TaskGranularity-（present\_time()-TData[I].StartTime）

【0121】さらにステップ213では、ステップ212の結果より、残り時間が最小である最小残り時間タスクを求める。そしてステップ214では、この最小残り時間タスクの実行終了後に実行可能になるタスクを探し、このタスクの次実行タスク数が最多のタスクを次に実行される次実行タスクとする。

【0122】これは、現在未実行のタスクから、該最小残り時間タスクが終了すると実行可能条件が真になるタスク群を探し、そのタスク群から、TData構造体のSuccTaskNoフィールドの値が最大のタスクを求める処理である。以上で、次実行タスク番号取得関数の説明を終る。

【0123】以上、図1～図14を用いて説明したように、本例のタスク並列化方法では、タスクを実行していないアイドルプロセッサがないか監視し、このアイドルプロセッサを発見したら、他のプロセッサで実行されているタスクの終了時刻を予測し、予測される終了時刻が最も早いタスクから、アイドルプロセッサに次に割り当てるタスクである次実行タスクを求める。

【0124】そして、この次実行タスクで参照される可能性のあるデータや、そのタスクに含まれる命令コードを、そのアイドルプロセッサのキャッシュに転送する情報転送タスクを作成し、かつ、その情報転送タスクがアイドルプロセッサで実行されるように割り当てる命令からなる情報転送タスクスケジュール処理を作成して、並

列化コンパイラが生成したタスクスケジュール処理に追加する。

【0125】これにより、プロセッサのアイドルタイムにデータをキャッシュに転送するので、アイドルプロセッサとキャッシュの有効利用を図ることができ、プログラム実行中のある時点で実行可能なタスク数が、利用可能なプロセッサ数より少ない場合におけるプログラムまたはオブジェクトコードの実行時間を短縮することが可能である。

【0126】尚、本例のタスク並列化方法により予めキャッシュに読み込んだデータが無効化された場合には、従来技術の通りに共有メモリにアクセスする。

【0127】また、本発明は、図1～図14を用いて説明した例に限定されるものではなく、その要旨を逸脱しない範囲において種々変更可能である。例えば、本例では、アイドルプロセッサに次に割り当てられるタスクで参照される可能性のあるデータや、そのタスクに含まれる命令コードを、そのアイドルプロセッサのキャッシュに転送する情報転送タスクと、その情報転送タスクをアイドルプロセッサに割り当てるスケジュール処理を作成しているが、情報転送タスクとしては、それらのデータや命令コードを外部記憶装置からメインメモリへ、あるいは、他プロセッサのリモートメモリからアイドルプロセッサのローカルメモリに転送するものであっても良い。

【0128】

【発明の効果】本発明によれば、プログラム実行中のある時点で、実行可能なタスク数が利用可能なプロセッサ数より少ない場合でも、タスクが割り当てられていないアイドルプロセッサを有効利用して実行時間を短縮できるプログラムまたはオブジェクトコードを出力することができ、並列計算機システムの性能の向上を図ることが可能である。

【図面の簡単な説明】

【図1】本発明のタスク並列化方法に係る処理動作例を示すフローチャートである。

【図2】図1におけるタスク並列化方法によるタスクの実行状態の概要例を示す説明図である。

【図3】本発明のタスク並列化方法を行う並列化コンパイラの構成例を示すブロック図である。

【図4】図3における並列化コンパイラを実行するシステムのハードウェア構成例を示すブロック図である。

【図5】図3におけるタスク並列化コンパイラを実装する並列計算機システムの構成例を示すブロック図であ

る。

【図6】図3における入力プログラムの一例を示す説明図である。

【図7】図1における出力プログラムの一例の前半部分を示す説明図である。

【図8】図1における出力プログラムの一例の後半部分を示す説明図である。

【図9】図3のタスク解析部により図6の入力プログラムから解析した実行可能条件をまとめた表の構成例を示す説明図である。

【図10】図3における転送情報検出部の処理手順例を示すフローチャートである。

【図11】図10における転送情報検出部の処理手順により得られるタスクテーブルと配列参照範囲テーブルの構成例を示す説明図である。

【図12】図3におけるタスクスケジュール処理拡張部の処理手順例を示すフローチャートである。

【図13】図3における情報転送タスク生成部の処理手順例を示すフローチャートである。

【図14】次実行タスク番号取得関数の処理例を示すフローチャートである。

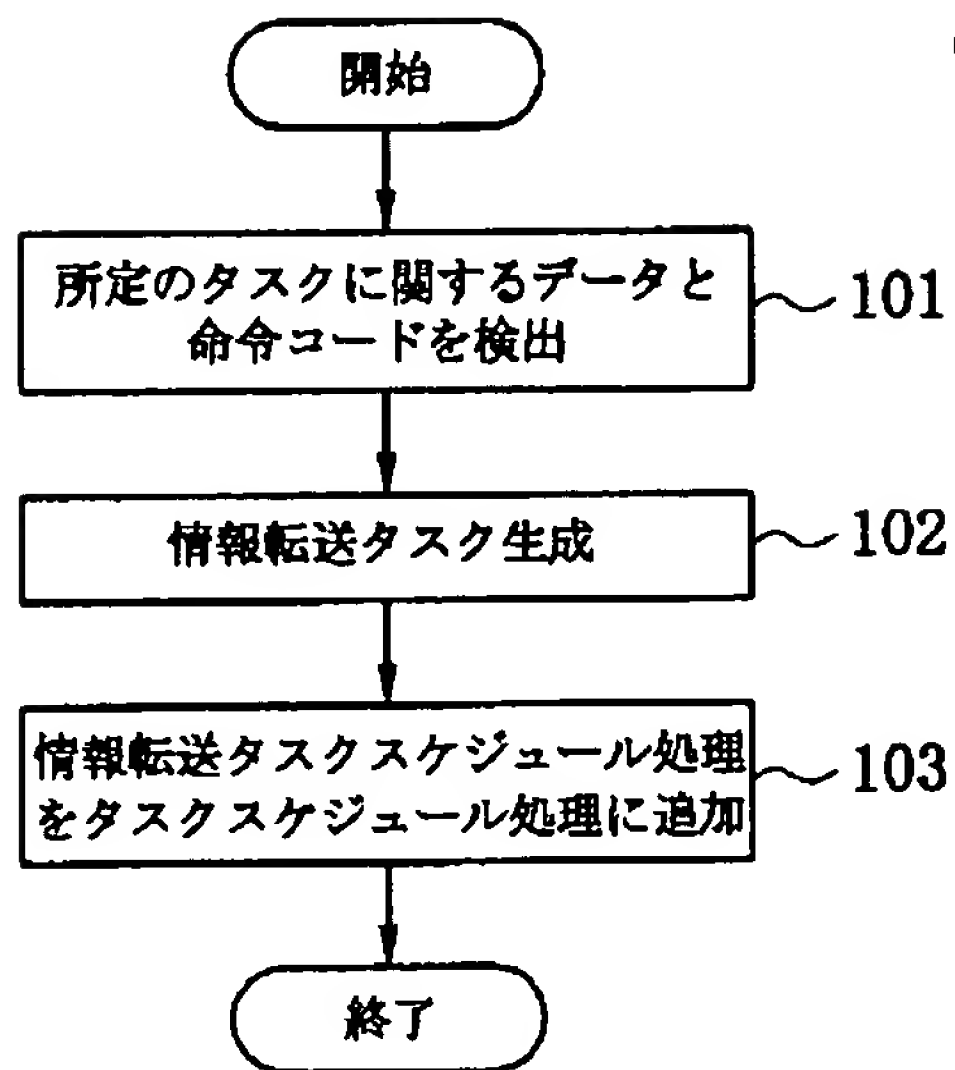
【図15】タスク実行状況を表わすタスク実行グラフの一例を示す説明図である。

【符号の説明】

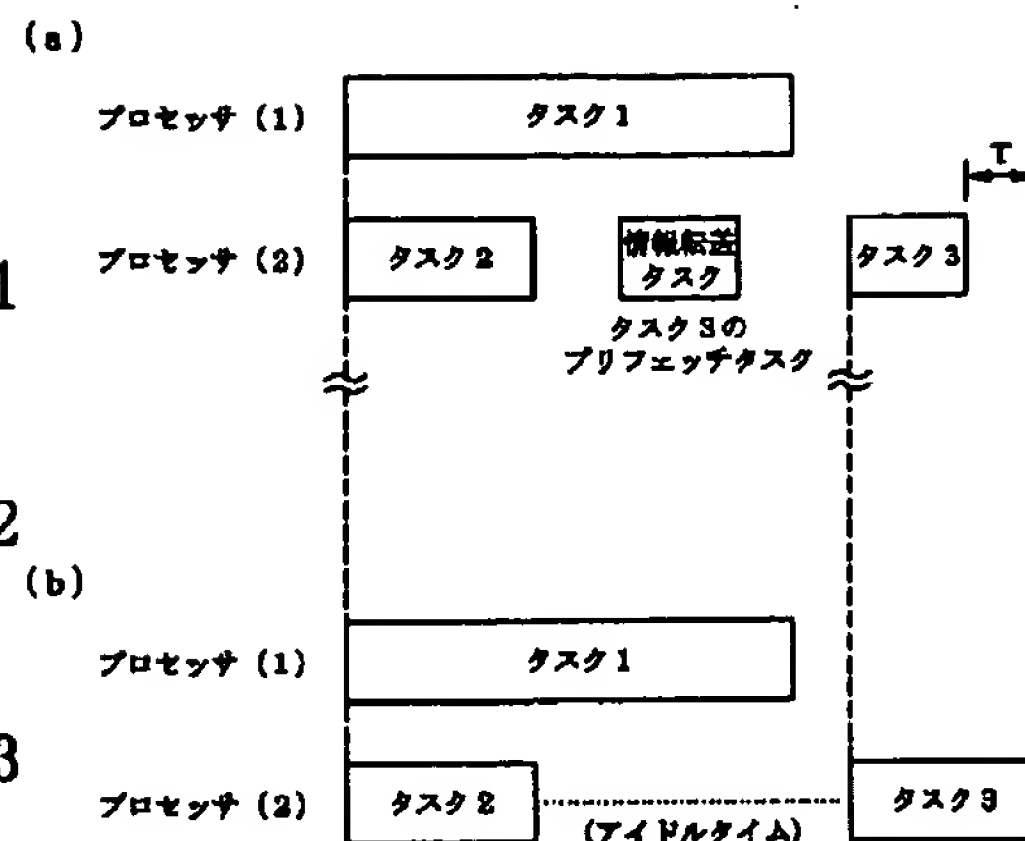
10：タスク並列化コンパイラ、11：構文解析部、13：タスク並列化部、15：最適化部、17：コード生成部、131：依存解析部、132：タスク解析部、133：転送情報検出部、134：中間語変換部、1341：中間語並列化部、1342：タスクスケジュール処理生成部、1343：タスクスケジュール処理拡張部、1344：情報転送タスク生成部、41：表示装置、42：入力装置、43：外部記憶装置、44：情報処理装置、45：光ディスク、46：駆動装置、51：並列計算機システム、5111～511n：プロセッサ、512：入出力用プロセッサ、513：相互結合ネットワーク、515：共有メモリ、5171～517n：キャッシュメモリ、519：入出力用コンソール、90：入力プログラム、91：中間語、92：出力プログラム、93、931～934：タスクテーブル、9321～9325：フィールド（タスクテーブル）、94、942～946：配列参照範囲テーブル、9421～9423：フィールド（配列参照範囲テーブル）、95：実行可能条件の表、15001：タスク実行グラフ。



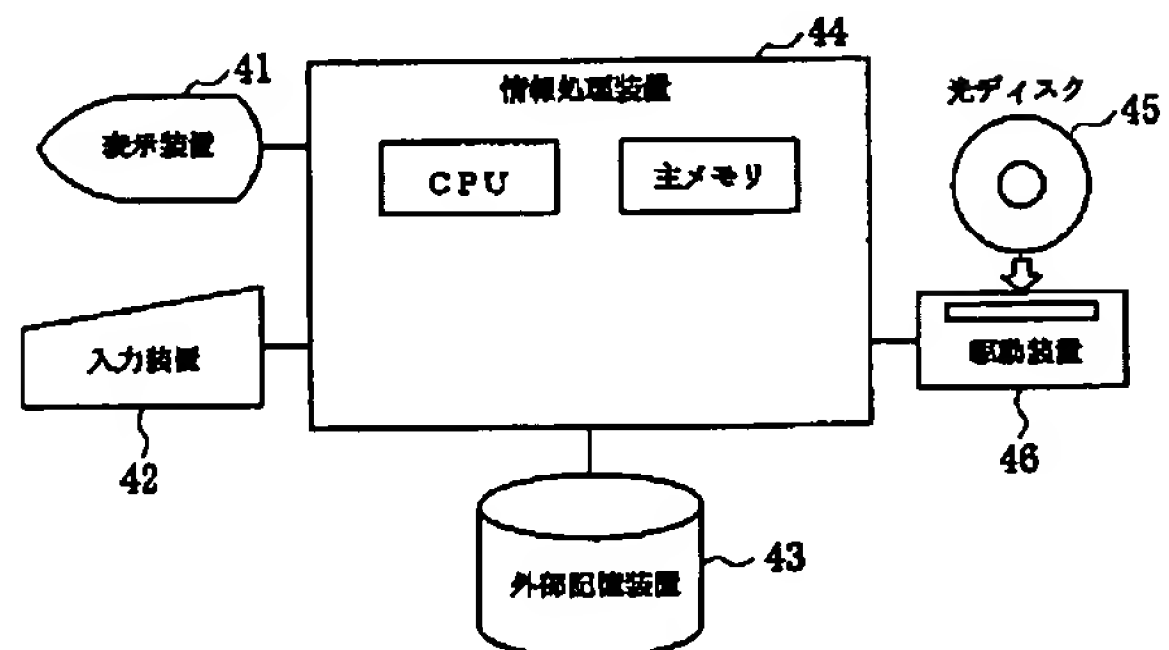
【図1】



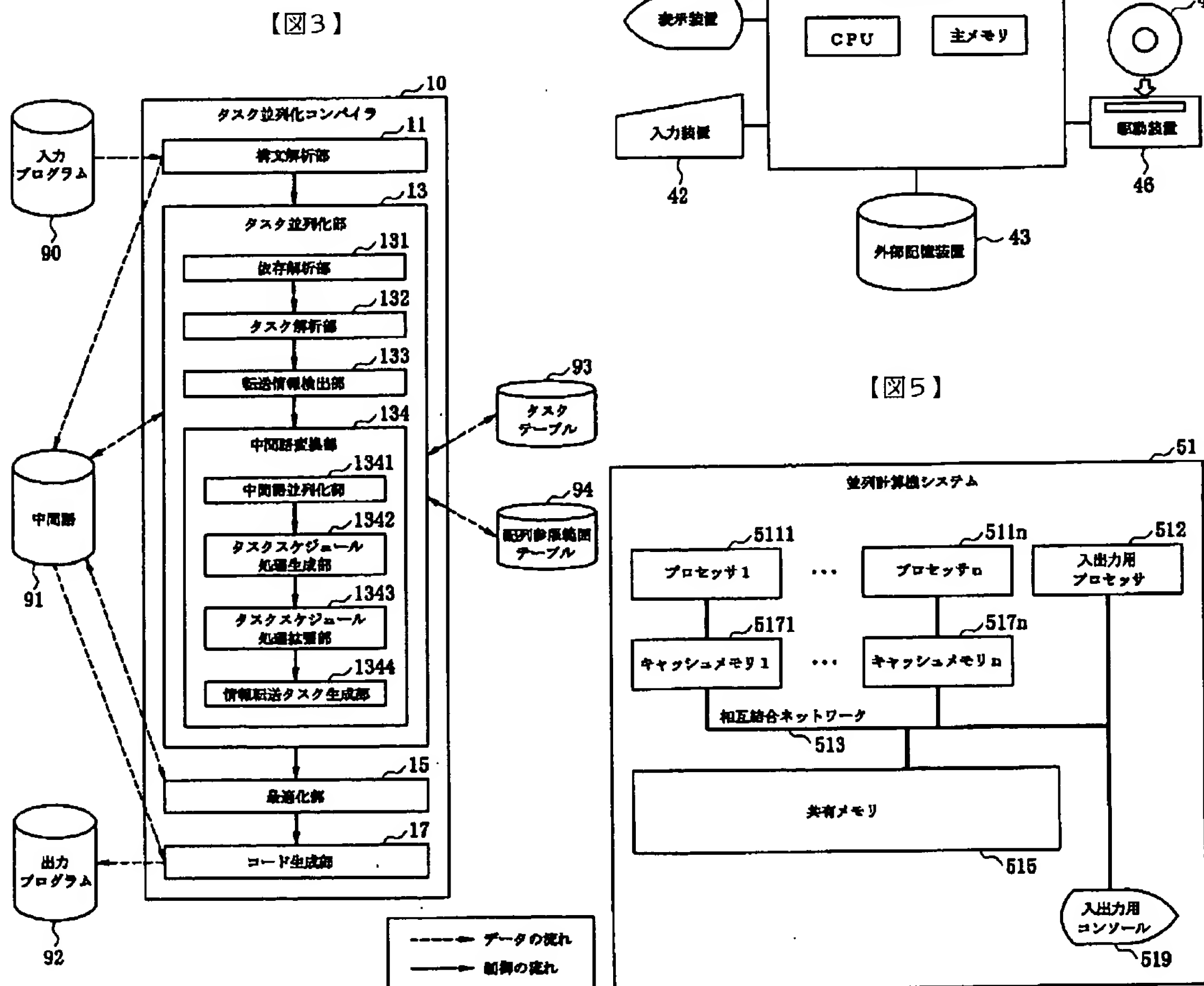
【図2】



【図4】



【図5】



【図6】

```

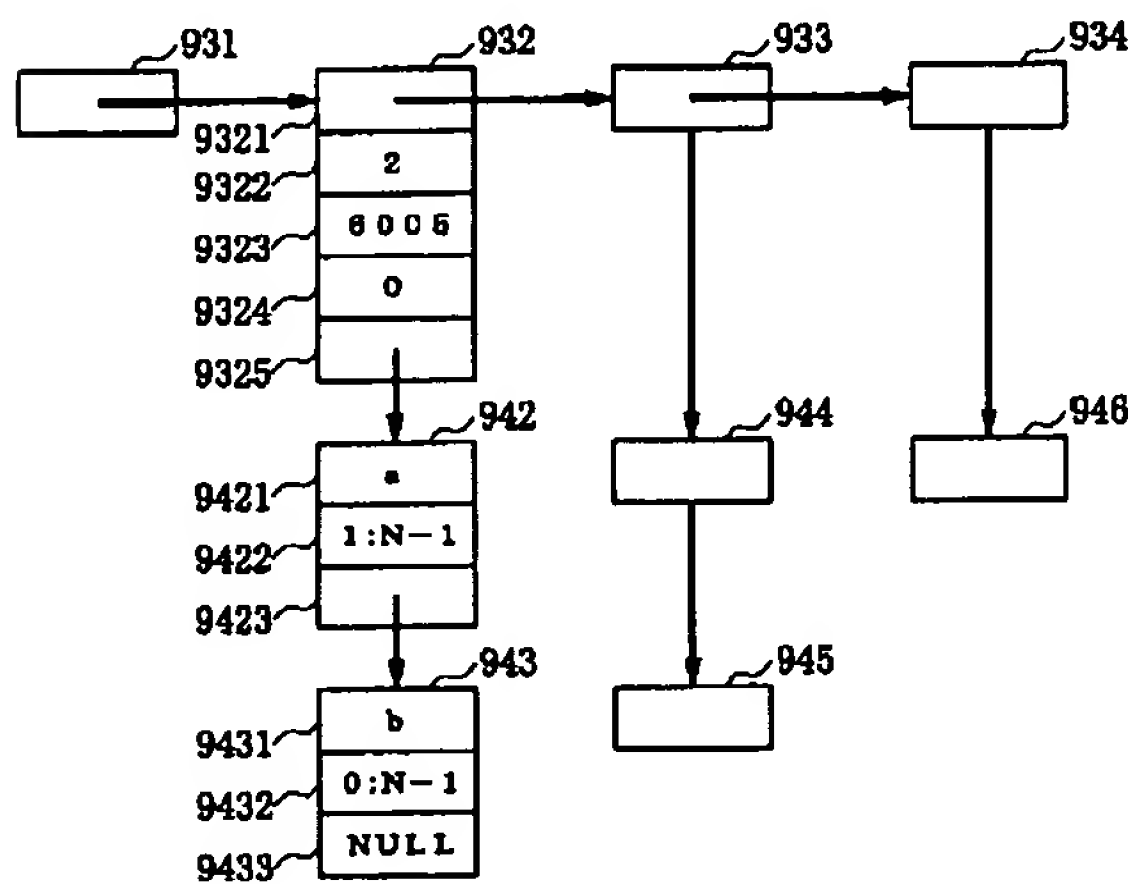
1: #define N 1000
2: int a[N], b[N], c[N], i, j, k, m;
3: main() {
4:   for(i=0; i<N; i++) {
5:     a[i] = i * 2;
6:   }
7:   for(j=1; j<N; j++) {
8:     if(j==1) { b[0] = 0; }
9:     b[j] = a[j] + b[j-1];
10:    if(j==N-1) { printf("b[N-1] = %d\n", b[N-1]); }
11:  }
12:  for(k=1; k<N; k++) {
13:    if(k==1) { c[0] = 0; }
14:    c[k] = a[k] + c[k-1];
15:  }
16:  for(m=N-1; m>0; m--) {
17:    c[m] = c[m+1];
18:    if(m==0) { printf("c[0] = %d\n", c[0]); }
19:  }
20: }

```

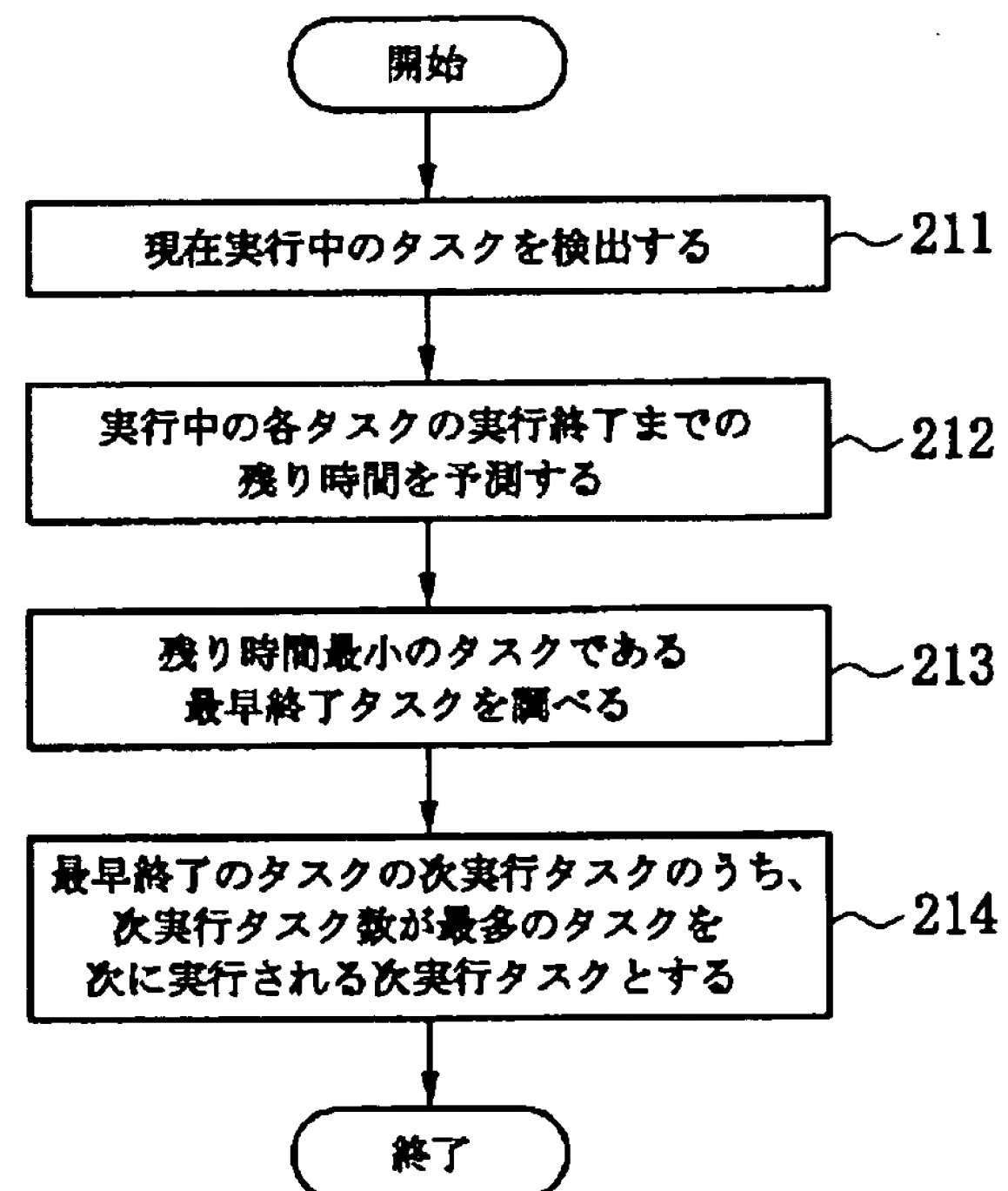
【図9】

タスク番号	実行可能条件
1	条件なし
2	タスク1の終了
3	タスク1の終了
4	タスク3の終了

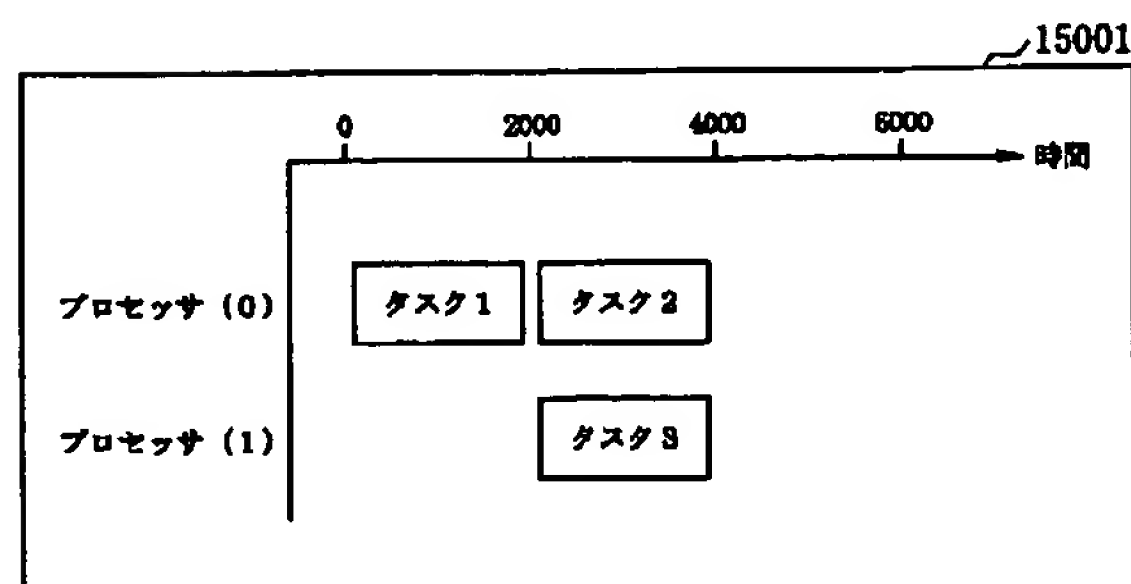
【図11】



【図14】



【図15】



【図7】

```

1: #define N 1000
2: int a[N], b[N], c[N], i, j, k, m;
3: #define INIT_EXEC_MT_NUM -99
4: #define NPE 2
5: #define NTASK 4
6: #define NO_TASK -98
7: int newMT, succMT, tmp6, tmp7, tmp8, ExecMT[0:NPE-1];
8: int ii, jj, kk, mm, myPE;
9: typedef struct TaskData {
10:  double TaskGranularity;
11:  int  SuccTaskNo;
13:  double StartTime;
14:  Boolean Finish;
15: } TaskData;
16: TaskData TData[NTASK+1];
17: main(){
18:  TData[1].TaskGranularity = 2000;
19:  TData[2].TaskGranularity = 6005;
20:  TData[3].TaskGranularity = 4996;
21:  TData[4].TaskGranularity = 3007;
22:  TData[1].SuccTaskNo = 3;
23:  TData[2].SuccTaskNo = 0;
24:  TData[3].SuccTaskNo = 4;
25:  TData[4].SuccTaskNo = 0;
26:  TData[1:4].Finish = FALSE;
27:  ExecMT[0:NPE-1] = INIT_EXEC_MT_NUM;
28: #pragma omp parallel PRIVATE(myPE, newMT)
29:  myPE = get_processor_num();
30:  while(TData[4].Finish){
31: #pragma omp critical section(flag_queue)
32:   newMT = GET_MT_FROM_QUEUE();
33:   if(newMT == NO_TASK) {
34:    succMT = PredictSuccMT(TData, ExecMT);
35:    newMT = succMT + NTASK;
36:   }
37: #pragma omp end critical section(flag_queue)
38:   ExecMT[myPE] = newMT;
39:   if(1 <= newMT && newMT <= NTASK) TData[newMT].StartTime = present_time();
40:   switch(newMT) {
41:    case 1:
42:     for(i=0; i<N; i++) {
43:      a[i] = i * 2;
44:     }
45:    break;

```

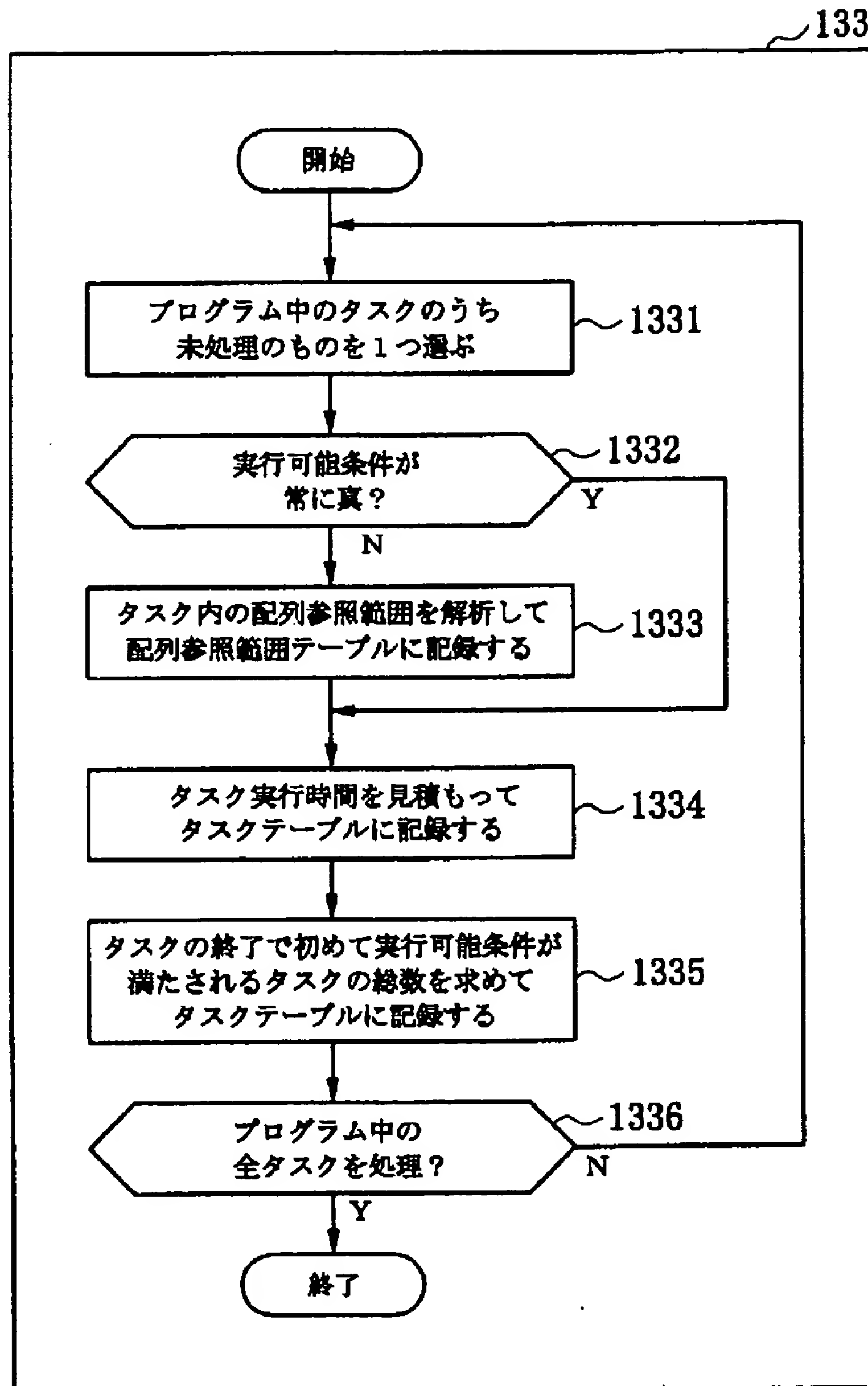
【図8】

```

46:     case 2:
47:         for(j=1;j<N;j++) {
48:             if(j==1) { b[0] = 0; }
49:             b[j] = a[j] + b[j-1];
50:             if(j==N-1) { printf("b[N-1] = %d\n",b[N-1]); }
51:         }
52:         break;
53:     case 3:
54:         for(k=1;k<N;k++) {
55:             if(k==1) { c[0] = 0; }
56:             c[k] = a[k] + c[k-1];
57:         }
58:         break;
59:     case 4:
60:         for(m=N-1;m>0;m--) {
61:             c[m] = c[m+1];
62:             if(m==0) { printf("c[0] = %d\n",c[0]); }
63:         }
64:         break;
65:     case 5:
66:         break;
67:     case 6:
68:         for(jj=0;jj<N;jj++) {
69:             if(jj!=0) { tmp6 = a[jj]; }
70:             tmp6 = b[jj];
71:         }
72:         break;
73:     case 7:
74:         for(kk=0;kk<N;kk++) {
75:             if(kk!=0) { tmp7 = a[kk]; }
76:             tmp7 = c[kk];
77:         }
78:         break;
79:     case 8:
80:         for(mm=0;mm<N;mm++) {
81:             tmp8 = c[mm];
82:         }
83:         break;
84:     }
85:     if(1<=newMT&&newMT<=NTASK) TData[newMT].Finish = TRUE;
86:     ExecMT[myPE] = INIT_EXEC_MT_NUM;
87: }
88:#pragma omp end parallel
89:}

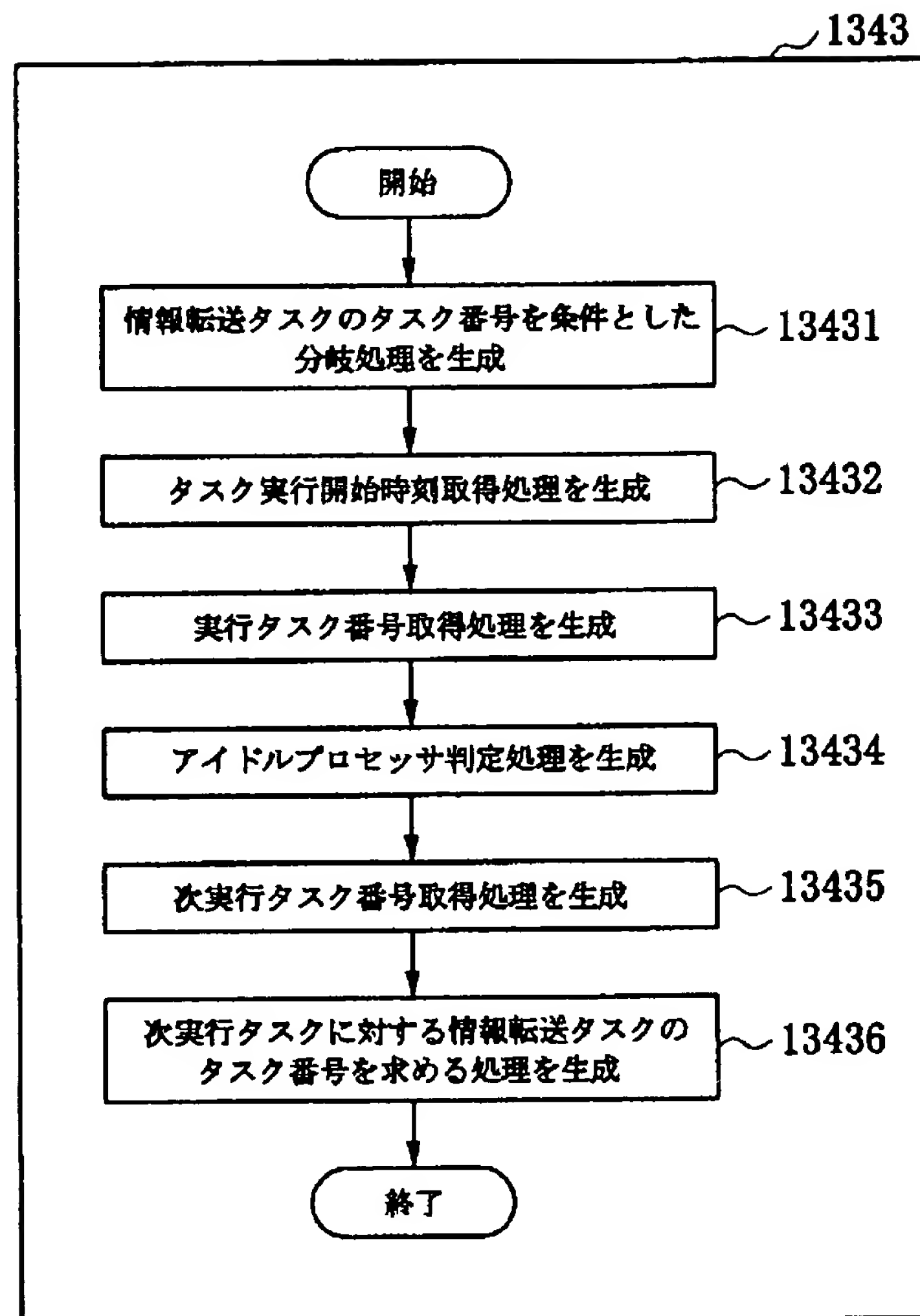
```

【図10】





【図12】



【図13】

